



PFMAC : Routage sans connaissance du voisinage efficace en énergie

Ibrahim Amadou, Guillaume Chelius, Fabrice Valois

► To cite this version:

Ibrahim Amadou, Guillaume Chelius, Fabrice Valois. PFMAC : Routage sans connaissance du voisinage efficace en énergie. CFIP 2011 - Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles, UTC, May 2011, Sainte Maxime, France. inria-00586868

HAL Id: inria-00586868

<https://inria.hal.science/inria-00586868>

Submitted on 18 Apr 2011

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

PFMAC : Routage sans connaissance du voisinage efficace en énergie.

Ibrahim Amadou* — Guillaume Chelius — Fabrice Valois***

* Université Lyon, INRIA SWING / CITI INSA-Lyon
Bâtiment Claude Chappe 6, rue des arts, F-69621 Villeurbanne Cedex
{ibrahim.amadou, fabrice.valois}@insa-lyon.fr

** INRIA D-NET / LIP ENS Lyon, 69364 Lyon, France
e-mail : guillaume.chelius@inria.fr

RÉSUMÉ. L'efficacité énergétique constitue l'objectif clef pour la conception des protocoles de communication pour des réseaux de capteurs sans fil. De nombreuses stratégies proposent d'économiser l'énergie à différents niveaux de la pile protocolaire : couches MAC avec techniques d'ordonnancement et d'endormissement, routage efficace en énergie ou encore des techniques d'agrégation de données. Récemment, le routage géographique sans contrôle a émergé comme une alternative pour prolonger la durée de vie d'un réseau de capteurs. Toutefois, les protocoles proposés ne sont pas adaptés à un environnement radio réel à cause de la stratégie de planarisation utilisée ou d'hypothèses discutables comme la connaissance de la portée radio. En outre, ils souffrent énormément des écoutes passives et involontaires du canal. Dans cet article, nous proposons PFMAC (Pizza-Forwarding Medium Access Control) intégrant, de façon transversale, un routage géographique sans contrôle réactif et un protocole MAC efficace en énergie. PFMAC garantit une grande efficacité énergétique avec un meilleur taux de livraison. PFMAC utilise un routage glouton et un routage basé sur une découverte optimisée du 2-voisinage pour contourner un trou. Une évaluation des performances par simulation est proposée afin de mettre en évidence les performances de PFMAC par rapport au protocole BOSS intégré à BMAC.

ABSTRACT. Energy-efficient communication protocols is a primary design goal for Wireless Sensor Networks (WSNs). Many efforts have been done to save energy in the protocol stack: MAC with duty cycle, energy-aware routing protocols, data aggregation schemes, etc. Recently, beacon-less strategies have emerged as a piece of work to improve considerably the WSN lifetime. However, the main contributions are not suitable to real radio environments because of hole avoiding strategies (planarization): it suffer from both idle listening and overhearing problems. We propose PFmac (Pizza-Forwarding Medium Access Control), which combines beacon-less geo-routing and energy efficient MAC protocol via a cross-layer design to save more energy with higher reliability. PFmac supports a greedy forwarding strategy and, a reactive and optimized neighborhood discovery at 2-hop to deal with the hole problem. Intensive simulations are proposed to highlight the performances of PFmac compared to BOSS over BMAC.

MOTS-CLÉS : Réseau de capteurs sans fil, Routage géographique, Routage sans contrôle, Routage efficace en énergie.

KEY WORDS: Wireless Sensor Networks, Geographic Routing, Beacon-less Routing, Energy-efficient Routing.

1. Introduction

L'efficacité énergétique est un critère fondamental à prendre en compte dans la conception des protocoles de communications pour des réseaux de capteurs sans fil. Beaucoup d'efforts de recherches ont été réalisés ces dernières années pour développer des applications et des protocoles de communication à économie d'énergie à différents niveaux de la pile protocolaire d'un capteurs. *Agrégation spatio-temporelle* [LU 10], *routage efficace en énergie* [YU 01, AKY 02] et *ordonnement de l'activité de l'interface radio* [YE 02, POL 04, ELH 03, BUE 06] au niveau MAC (Medium Access Control) sont les solutions classiques connues de la littérature. Néanmoins, l'utilisation de ces protocoles se fait au détriment d'un surcoût de contrôles et de HELLO qui sont utilisés indépendamment des données utiles pour construire des routes ou acquérir/maintenir les tables de voisinage. Heissenbüttel et al ont montré dans [HEI 07] que l'utilisation des messages hello dans les protocoles classiques ont un impact direct et indirect sur les performances des protocoles dans un environnement radio réaliste où des phénomènes de type collisions, interférences et instabilité des liens radio sont fréquents. Ces paquets sont les sources principales de consommation d'énergie.

L'émergence des protocoles de routage géographique sans hello (*Beacon-less geographic, BLG*) apparaît comme une alternative pour résoudre ces problèmes. Ils fonctionnent sans aucune connaissance du voisinage. Contrairement aux protocoles classiques de type [KAR 00] et [BOS 99], dans les protocoles sans hello, l'information du voisinage n'est acquise qu'à la demande et de façon distribuée via un mécanisme de contention (backoff) basé sur l'usage de *timers*. Ce routage combine un routage glouton (*Greedy Forwarding*) et un routage par contournement (*Recovery Forwarding a.k.a. perimeter routing* [KAR 00] or *face routing* [BOS 99]) de trous. Par défaut un paquet est envoyé en mode glouton via une diffusion (*Broadcasting*) dans le voisinage. Le prochain relayeur est sélectionné de façon distribuée parmi les nœuds situés dans la zone de relaying (*Forwarding Area*) lors une phase de contention avec un délai d'attente additionnel. Ce délai est fonction du progrès offert au paquet : plus le progrès est fort et plus ce délai est faible. Toutefois, dans certains cas, lorsque cette zone est dépourvu de nœud candidat pour relayer le paquet, le routage par contournement de trou est utilisé. Il consiste d'abord à découvrir le voisinage puis de procéder dans un second temps à la planarisation du graphe issue du voisinage avant de choisir le relayeur parmi les nœuds résultant du graphe planaire par la règle de la main droite [KAR 00]. Dans le routage géographique, la planarisation a pour but d'éviter des boucles lors du processus de routage et exige d'avoir une connaissance du 2-voisinage pour avoir un graphe planaire dans un environnement radio réaliste avec des coordonnées géographiques précises. Par conséquent, le routage dans un tel environnement devient inefficace et impacte sur les performances des protocoles. En outre, ces protocoles souffrent énormément des écoutes passives et involontaire de l'interface radio qui est toujours active. Cela les rends sous-optimaux en terme d'économie d'énergie.

Dans cet article, nous proposons *Pizza-Forwarding Medium Access Control* (PFMAC), qui combine un protocole de routage géographique sans hello et un protocole MAC efficace en énergie afin de minimiser l'énergie dissipée, qui est principalement due aux écoutes passive et involontaire. PFMAC est un protocole de routage transversal (Cross-layer), qui offre un excellent taux de réussite et une bonne efficacité énergétique dans un environnement radio interférent. PFMAC est constitué de deux stratégies de routage : un routage glouton et une découverte optimisée du 2-voisinage sans aucuns paquets hello. Afin de mesurer ces performances, nous l'avons comparé au protocole BOSS [SÁN 08] à travers une approche transversale avec BMAC [POL 04] (BOSS IN-

TÉGRÉ BMAC) en simulation en présence de plusieurs trous dans le réseau avec un environnement radio interférent. L'analyse des résultats montre que PFMAC offre des meilleures performances par rapport à BOSS INTÉGRÉ BMAC.

Le papier est organisé de la manière suivante : la section suivante présente un aperçu de l'état de l'art des protocoles de routage géographique et MAC. Dans la section 3, nous présentons une description détaillée du fonctionnement du protocole. Les hypothèses utilisées et les résultats des simulations sont présentés dans la section 4 et enfin la section 5 conclut et présente les perspectives à ce travail.

2. Etat de l'art

Pour donner une meilleure idée des protocoles de routage sans hello et du but visé dans la conception de PFMAC, nous présentons dans cette section un aperçu des travaux de recherche existants en routage géographique et protocoles MAC pour des réseaux de capteurs.

2.1. Protocoles de routage géographique

Traditionnellement utilisé dans les réseaux de radiocommunication par paquet [FIN 87], le routage géographique est très vite apparu comme un candidat idéal pour des réseaux radio multi-saut à grande échelle et ayant des contraintes de ressources. Un avantage résultant de sa capacité à utiliser uniquement l'information du 1-voisinage pour construire des tables de routage. Toutefois, ces protocoles souffrent principalement des inconvénients liés aux paquets hello [HEI 04, HEI 07] mais aussi des stratégies de routage en bordure de trous [THE 09] qu'ils utilisent. Pour pallier aux problèmes liés aux paquets hello, la communauté scientifique se fortement implique pour proposer une nouvelle famille de protocole de routage géographique appelé routage géographique sans hello (Beacon-less routing). IGF [BRI 00], CBF [FÜSS 03], BLR [HEI 04], GeRaF [ZOR 03] et BOSS [SÁN 08] constituent les protocoles de référence les plus connus de la littérature. L'idée générale du routage géographique sans hello est de diffuser le paquet de données dans le voisinage radio et à attendre qu'un candidat potentiel se déclare. Ainsi, le relais ayant le plus petit délai d'attente s'est fait connaître en rediffusant le message à son tour et le processus de routage se poursuit jusqu'à atteindre le destinataire. Ainsi, selon la stratégie utilisée par saut, le relayeur acquitte implicitement ou explicitement le relayage du paquet, alors que les nœuds ayant un délai d'attente plus important arrêtent leur compteur de délai et considèrent que le paquet a été relayé par un autre candidat. Les protocoles sus-cités sont tous différents en fonction de la stratégie de sélection du prochain relayeur, de la définition de la zone de relayage ou de la fonction de délai utilisée pour calculer le temps d'attente avant retransmission. Il existe parmi ces protocoles ceux qui utilisent une approche transversale en intégrant le routage et la couche MAC en une couche tels que CBF, GeRaF, IGF et il y a ceux qui se placent au niveau 3 de la pile protocolaire tels que BLR, BOSS. Ces derniers sont utilisable sur n'importe quelle type de couche MAC. Les protocoles IGF, GeRaF et la version de base de CBF ne fonctionnent qu'en forte densité car ils n'utilisent pas de mécanisme pour contourner les trous. Cependant, les algorithmes de contournement de trous existants fonctionnent très mal dans un environnement radio réel car ils requièrent un surcoût supplémentaire de paquets de contrôle et induisent un phénomène de diffusion de trou [YU 08].

PFMAC diffère de ces approches. Il n'utilise ni planarisation, ne suppose ni d'un modèle UDG et utilise une zone de relayage plus innovante.

2.2. Protocoles de contrôle d'accès au médium (MAC)

La couche de contrôle d'accès au médium (Medium Access Control, MAC) assure la fonction d'accès partagé du canal radio pour les différents usagers. Pour être efficace en énergie, dans un réseau de capteurs, elle doit minimiser le plus possible les écoutes passives et involontaires. Ainsi, le principe consiste à mettre la radio en inactivité durant une période T_p donnée puis, à la fin de cette période, de la réactiver afin de vérifier l'état d'activité du canal durant une courte période. Il existe parmi ces protocoles ceux qui sont synchrones tels que SMAC [YE 02] et ceux qui sont asynchrones tels que BMAC [POL 04], WiseMAC [ELH 03] et X-MAC [BUE 06]. Ces protocoles font partie des solutions existantes les plus connues de la littérature des protocoles MAC efficaces en énergie. La famille des protocoles MAC asynchrones utilise une technique d'échantillonnage du canal par préambule pour réduire l'impact dû à l'écoute passive et le surcoût de synchronisation généré par les approches synchrones. L'idée principale de ces protocoles est d'occuper le canal radio par la transmission d'un préambule dont la longueur est au moins égale à la période T_p d'endormissement [POL 04]. Pour minimiser l'impact de la transmission du long préambule au niveau du nœud, WiseMAC [ELH 03] construit au fur et à mesure une table du voisinage avec les instants de réveil des nœuds. Tandis que X-MAC [BUE 06] subdivise le long préambule en micro préambule dans lequel il transmet l'identité du destinataire suivi par une courte période d'attente pendant laquelle il peut recevoir l'acquiescement du destinataire. Cette technique a l'avantage de réduire l'énergie consommée au niveau de la source, le délai de bout-en-bout, d'être auto-configurable et de rendre le protocole plus d'adaptatif aux variations du trafic [BUE 06].

Contrairement aux protocoles cités dans la sous-section 2.1 qui n'utilisent pas de couche MAC efficace en énergie, dans PFMAC, nous utilisons une approche transversale avec une couche MAC efficace en énergie permettant d'optimiser l'énergie.

3. Pizza-Forwarding Medium Access Control

Avant de présenter le principe général de PFMAC, nous présenterons d'abord la zone de relayage de PFMAC, puis suivra d'une brève description de la technique d'échantillonnage par préambule de données utilisée dans PFMAC et pour finir par la présentation du protocole à travers des illustrations.

3.1. Zone de relayage de PFMAC

La figure 1 illustre la partition de la portée radio d'un nœud en des zones de relayage qui sont utilisées par PFMAC. Elle est subdivisée en 8 secteurs de 45° . Pour minimiser la probabilité de basculer en mode contournement de trou, les secteurs numérotés de 1-2-3-4 sont utilisés pour le routage glouton. Tandis que les secteurs 5-6 sont utilisés pour le routage en bordure d'un trou, donc uniquement si la zone de routage glouton est vide. Les secteurs non numérotés ne sont pas utilisés.

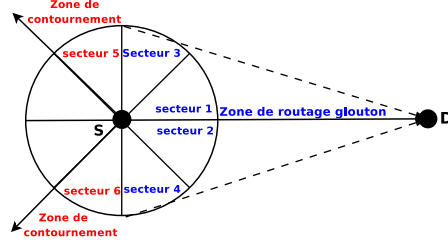


Figure 1. Zone de relayage de PFMAC

3.2. Description des micro paquets de données

PFMAC utilise une approche qui est similaire à XMAC [BUE 06] basée uniquement sur l'utilisation des micro-préambules. Ainsi, au lieu d'envoyer des micro-préambules, il utilise des micro-préambules contenant la donnée (MPD) à envoyer au destinataire où chaque MPD est suivi d'une phase de contention où les nœuds concourent pour envoyer un acquittement (ACK) selon le même principe que le routage sans hello. La figure 2 illustre comment la longueur du préambule est subdivisée en micro-préambule de données dans PFMAC. La transmission des MPDs se fait en deux modes : un mode glouton (MRG) et un mode par contournement de trou (MRC). En mode MRG, lors des phases de contention, seuls les nœuds situés dans la zone gloutonne sont autorisés à envoyer un message ACK alors que durant les phases de contention du mode MRC, c'est tous les nœuds de la zone de relayage qui participent. Toutes les informations nécessaires sont inscrites dans l'entête des MPDs.

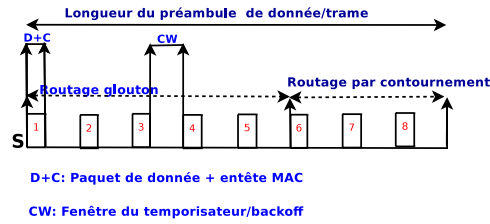


Figure 2. Description des micro-préambules de données (MPDs) de PFMAC

3.3. Le routage glouton de PFMAC

La figure 3 illustre la stratégie de routage en mode glouton de PFMAC avec un nœud source (S voir figure 3) ayant une donnée à transmettre au destinataire (Sink voir figure 3). Après une courte période d'observation du canal afin de s'assurer qu'il est bien libre, le nœud S commence l'envoi des MPDs en mode glouton (MRG) qui sont suivies chacune par une phase de contention. Lors de l'envoi du première MPD, le nœud B (voir figure 3) qui est situé dans la zone de contournement échantillonne le canal, détecte l'activité du canal et reste actif jusqu'à la réception du MPD. A sa

réception, il vérifie bien qu'il est dans la zone de relayage d'abord, puis vérifie le mode de routage du MPD par rapport à sa zone de localisation, ensuite désactive sa radio pour attendre le début la transmission des MPDs en mode MRC. L'information relative à cet instant est inscrit dans l'entête de tous les MPDs.

À la fin de la contention, la source n'ayant pas reçu d'acquiescement (ACK), continue la transmission des MPDs en mode MRG. Nous pouvons remarquer que lors de la transmission du troisième MPD, le nœud A (voir figure 3), qui est situé dans la zone gloutonne et ayant sa radio en état active, reçoit le MPD de S. Puis vérifie bien qu'il est dans la zone gloutonne avant de calculer son délai d'attente avant l'envoi de son message ACK à S lors de la phase de contention. À l'expiration de son délai d'attente, le nœud A envoie son ACK à S et attend jusqu'à la fin de période de contention pour recevoir la confirmation qu'il a été sélectionné comme prochain relayeur. Une fois la période de contention terminée, S envoie un paquet STOP pour confirmer au nœud A qu'il est le prochain relayeur du MPD. Et ainsi de suite le processus de routage continue de A vers D et puis de D vers le destinataire.

À la réception du MPD, le destinataire n'a pas besoin d'attendre un délai supplémentaire. Il renvoie directement son ACK pour mettre fin au routage du paquet.

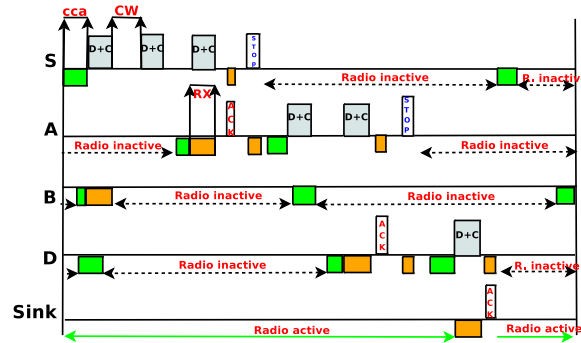


Figure 3. Routage glouton de données dans PFMAC

3.4. Routage en contournement (Recovery Routing)

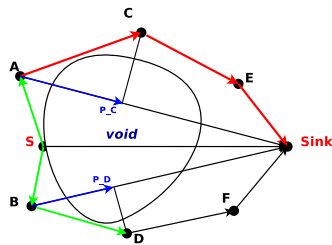
Toutefois, dans un réseau de capteurs des trous peuvent apparaître à cause d'un déploiement non maîtrisé, d'une attaque locale ou de disparition de nœuds localement. Ce qui signifie que le routage glouton ne peut pas être utilisé. D'où la nécessité d'avoir une stratégie efficace pour contourner les trous sans qu'il y ait de boucle. Dans ce cas, la source (S voir figure 4) finira la transmission de l'ensemble des MPDs en mode glouton sans aucune réception d'un ACK d'un nœud de la zone.

Tandis que durant la transmission du premier MPD en mode contournement (MRC) de trou, il y a les nœuds A et B (voir figure 4) situés dans les zones de contournement, qui sont actifs, détectent de l'activité sur le canal et restent actifs pour recevoir le MPD. À sa réception, A et B calculent

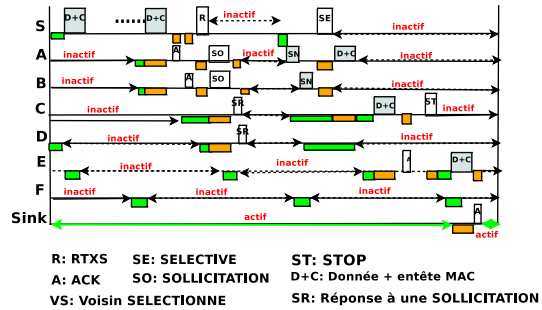
leur délai d'attente. À l'expiration de leur délai d'attente, de part et d'autre des deux zones, A et B vérifient bien que le canal est libre avant d'envoyer leur ACK à S. Une fois que le canal est libre, ils envoient leur ACK à S (voir figure 4). À la fin de la période de contention, S envoie un message Requête d'envoi de sollicitation (RTXS) aux nœuds A et B pour découvrir son 2-voisinage. Dans le paquet RTXS, S indique la date à laquelle il se réveillera, qui correspond à la fin de la transmission du RTXS plus une période équivalente à la longueur du préambule. Cela permet donc aux nœuds A et B d'envoyer sur toute la longueur du préambule des micro-préambules de sollicitation (SO) (voir figure 4) contenant la position du destinataire, de la source S et sa propre position afin de découvrir un candidat potentiel du 2-voisinage de la source S (voir figure 4). La transmissions des micro-préambules SO est analogue aux transmissions des MPDs.

Comme illustré sur la figure 4, lors de la première transmission du micro-préambule *SO*, il y a deux voisins C et D (voir figure 4) du 2-voisinage de la source S qui prennent parts durant la période de contention des solliciteurs (A et B) en déterminant leur délai d'attente. À l'expiration de leur délai d'attente, les nœuds C et D de part et d'autre des deux zones des solliciteurs répondent par un message de type *Réponse à une sollicitation (SR)* pour signaler qu'ils sont des candidats potentiels dans le 2-voisinage de la source S permettant de minimiser la distance par rapport à S. Quand les périodes de contention des nœuds A et B se terminent, les réponses (SR) reçues mettent fin automatiquement à la transmission des micro-préambules *SO*. Ensuite, ils vérifient si la date de réveil de la source S est atteinte. Sinon, ils passent leur radio en mode inactif jusqu'à l'instant de réveil de S. Une fois que l'instant de réveil de la source S est atteint, les nœuds A et B lui envoient leur meilleur voisin (C et D) via le message *Voisin SELECTIONNE, (VS)*.

Au réveil et après réception des messages VS des nœuds A et B (voir figure 4), S choisit le meilleur candidat du 2-voisinage (entre C et D voir figure 4). Dans ce cas-ci, c'est le nœud C qui est sélectionné comme le meilleur voisin à 2-saut de S. Ensuite, le nœud S envoie le message *SÉLECTIVE (SE)* au nœud A. À la réception du message *SÉLECTIVE*, le nœud A relaye en unicast au nœud C le MPD qu'il avait stocké lorsqu'il avait envoyé son ACK. Et ainsi de suite le routage du paquet continue de C vers E puis de E vers Sink.



(a) Topologie du graphe



(b) Procédure du routage en contournement

Figure 4. Routage en contournement de trou de PFMAC

3.5. Fonction de délai

Dans le routage géographique sans hello, la fonction délai utilisée pendant la période de contention détermine le délai maximum que doit attendre un nœud de la zone de relayage avant toute retransmission. Ce délai est compris entre 0 et le *délai maximum* d'attente possible avant toute procédure de retransmission. Meilleure est la fonction de délai, meilleures sont les performances du protocole. Contrairement aux approches existantes, dans PFMAC nous n'utilisons pas la portée radio dans le calculer du délai d'attente d'un nœud, car c'est un paramètre qui dépend que de l'environnement radio et la puissance de transmission.

Dans le cas d'un routage glouton (MGR), PFMAC privilégie le nœud ayant un progrès très important avec un angle très faible par rapport à la droite du relayeur au destinataire. Ainsi, plus le candidat minimise la distance par rapport au destinataire plus il est prioritaire pour envoyer son message ACK. Nous définissons le progrès comme étant la projection de la distance du relayeur au nœud candidat sur la droite du relayeur au destinataire (e.g. le progrès de AC est AP_C Fig.4(a)). Dans le cas d'un routage en mode MRC, nous privilégions la distance par rapport au relayeur et l'angle. Ainsi plus le nœud nous éloigne du trou (relateur) avec un angle très faible plus il est prioritaire pour envoyer son ACK. L'idée principale est d'utiliser l'angle à l'intérieur des secteurs de même niveau pour discriminer les nœuds.

Fonction de délai du routage glouton

En mode glouton (MGR), pour privilégier les nœuds des secteurs 1 et 2 avant ceux des secteurs 3 et 4, nous optons pour le calcul des délais d'attente avec ces fonctions suivantes. Notons par p le progrès offerte au paquet par le nœud candidat, d la distance du relayeur au destinataire et θ l'angle. Pour les nœuds candidats situés dans le secteur 1 et 2 : $0 \leq |\theta| \leq \frac{\pi}{4}$

$$delay = \left(\frac{1}{p} + \frac{\theta}{\frac{\pi}{4}} \right) \times T_{max} \quad [1]$$

Avec T_{max} qui est le *délai maximum* d'attente ou la longueur de la période contention.

Pour les nœuds candidats situés dans le secteur 3 et 4 : $\frac{\pi}{4} < |\theta| \leq \frac{\pi}{2}$

$$delay = \left(\left(1 - \frac{p}{d} \right) + \frac{\theta}{2 \times \pi} \right) \times T_{max} \quad [2]$$

Fonction de délai du routage par contournement

Ainsi pour privilégier les nœuds candidats qui nous éloignent le plus possible du relayeur avec un angle très petit dans les secteurs 5 et 6, nous calculons le délai d'attente avec la formule ci-dessous : Avec $\frac{\pi}{2} < |\theta| \leq \frac{3}{4}$

$$delay = \left(\frac{1}{\Delta d} + \frac{\theta}{2 \times \pi} \right) \times T_{max}. \quad [3]$$

Δd est la projection de la distance du relayeur au candidat sur la droite qui est perpendiculaire à la droite du relayeur au destinataire.

4. Evaluation de performance

Afin de mettre en évidence les performances de *Pizza-Forwarding Medium Access Control*, nous avons implémenté PFMAC et BOSS[SÁN 08] INTÉGRÉ BMAC[POL 04] pour le simulateur WSN-Net [WSN 06]. BOSS et BMAC sont des protocoles de référence des deux familles de protocoles citées dans la section 2. En outre, une étude approfondie des performances, en expérimentation et simulation dans [SÁN 08] a montré que BOSS présente des meilleures performances par rapport aux autres protocoles de routage sans hello. Les évaluations en simulation ont été réalisées dans un réseau de capteurs avec des hypothèses : les nœuds sont statiques, chaque nœud a une connaissance de sa coordonnée géographique et celle du puits (Sink). Nous ne faisons aucune hypothèse sur la portée radio. Le modèle de trafic est de type convergecast (many-to-one) et un modèle de décroissance linéaire de la consommation d'énergie. Le scénario de simulation est un carré de $(300 \times 300 m^2)$ avec un déploiement aléatoire d'un nombre variable de nœuds (200 - 800) où 0 et 3 trous sont modélisés sur la topologie. Les résultats représentés sont une moyenne sur 500 échantillons des données récoltées pour les différents nombres de nœuds et sont représentés avec une intervalle de confiance de l'ordre 95%. Les paramètres de simulation sont présentés dans le tableau 1.

Longueur du préambule	200ms	Longueur du MRG de PFMAC	130 ms
Longueur du MRC de PFMAC	70 ms	Fenêtre de contention de PFMAC	5ms
T_{max} de PFMAC	2.5ms	Fenêtre de contention de BOSS	50ms
Débit binaire	500 kbps	Taille des données	50 bytes
Trafic CBR	0.2 pts/s	Pathloss	3
Puissance de transmission	-17dBm	CCA Threshold	-74dBm
Durée du CCA	500 μ s	Durée d'activation de la radio	2.5ms
Durée de simulation	800s	Modèle d'énergie	$E_{rx} = 2E_{tx}$

Tableau 1. Paramètres de simulation

4.1. Résultats de simulation

Le taux de livraison moyen

Le taux de livraison représente la métrique de performance la plus importante lorsqu'on étudie l'efficacité d'un protocole de communication. La figure 5 présente le taux de livraison moyen en fonction du nombre de nœuds. Nous observons qu'en très faible densité PFMAC présente de mauvaise performance par rapport à BOSS INTÉGRÉ BMAC. Parcontre, lorsque le nombre de nœuds augmente (supérieur à 200), quel qu'en soit le nombre de trous dans le réseau, on observe que PFMAC achemine plus de 98% de ces paquets alors que BOSS INTÉGRÉ BMAC a dû mal à dépasser des taux de réussite de 68%.

Le délai de bout-en-bout moyen

La figure 6 représente le délai moyen de bout-en-bout des paquets. Ces résultats montrent qu'il existe une forte corrélation entre le nombre de nœuds et le délai pour PFMAC. Il présente une meilleure performance que BOSS INTÉGRÉ BMAC sur des réseaux de grande taille. Dans le cas de BOSS INTÉGRÉ BMAC, nous observons une insensibilité du délai face à une augmentation du nombre de nœuds. L'analyse des différents résultats dont certains ne seront pas présentés par manque de place ici, montrent que cette insensibilité du délai est très fortement corrélée avec la longueur du préambule et de celle du chemin de bout-en-bout plus un certain délai additionnel résultant de la contention.

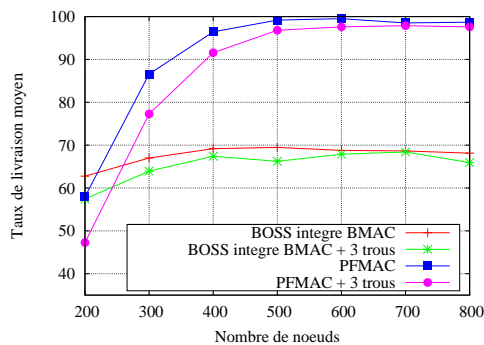


Figure 5. Le taux de livraison moyen en fonction du nombre de nœuds

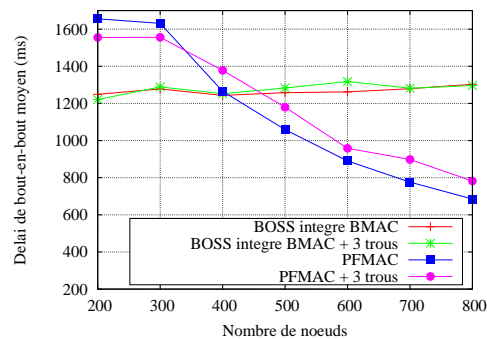


Figure 6. Le délai de bout-en-bout moyen en fonction du nombre de nœuds

L'énergie résiduelle moyenne

Étant donnée que c'est le niveau de la batterie des capteurs qui détermine la durée de vie du réseau, donc sa capacité à maximiser l'objectif. La figure 7 représente l'énergie moyenne résiduelle. En dépit du nombre de trous et de la quantité de données acheminée au niveau du puits, nous observons une grande différence en terme de gain en énergie résiduelle apporté entre PFMAC et BOSS INTÉGRÉ BMAC. Avec un gain pour PFMAC qui est environ 23% en moyenne de plus que celle apportée par BOSS INTÉGRÉ BMAC. Un avantage qui réside dans sa stratégie qui consiste à utiliser des micro-préambules contenant les données utiles.

Le surcoût de contrôle

La figure 8 représente le surcoût de paquets de contrôle utilisés. Nous remarquons que PFMAC utilise plus de paquets de contrôle que BOSS INTÉGRÉ BMAC pour des réseaux de taille inférieure à 700 nœuds. Néanmoins, nous observons que le nombre de paquets de contrôle n'augmente que très légèrement alors que celui de BOSS INTÉGRÉ BMAC augmente de façon linéaire. Mais au vue de la capacité de PFMAC à envoyer 7 fois plus de données que BOSS INTÉGRÉ BMAC, il y a

lieu de s'interroger. Quel serait le surcoût de contrôle pour la même quantité de données envoyée par BOSS INTÉGRÉ BMAC avec une quantité d'énergie infinie ? De ce fait, intuitivement nous pouvons conclure que PFMAC serait plus performant que BOSS INTÉGRÉ BMAC.

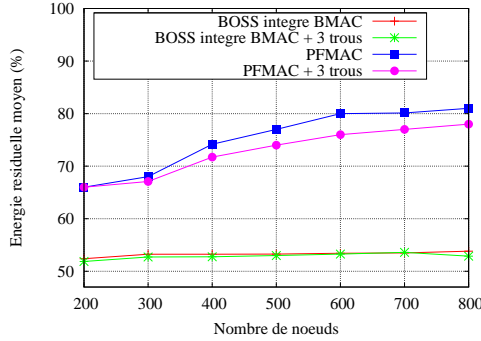


Figure 7. Énergie résiduelle moyenne en fonction du nombre de nœuds

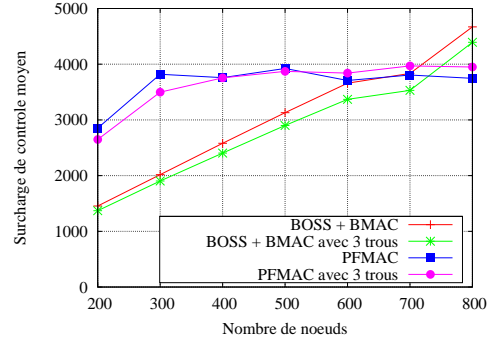


Figure 8. Surcoût de contrôle moyen en fonction du nombre de nœuds

5. Conclusion

Le routage géographique sans hello et les protocoles de contrôle d'accès au médium par échantillonnage du canal sont deux stratégies particulièrement efficaces et qui peuvent être combinées ensemble pour économiser de l'énergie dans les réseaux de capteurs. Dans cet article, nous proposons de combiner ces deux approches très prometteuses pour fournir un protocole de routage transversal. PFMAC combine deux stratégies de routage : un routage glouton avec une zone de relayage plus large et un mécanisme optimisé de découverte du 2-voisinage pour contourner les trous. Contrairement aux protocoles de routage géographique sans hello existants, PFMAC n'utilise ni planarisation pour contourner les trous, ni la supposée connaissance de la portée radio pour calculer le délai d'attente additionnel avant toute retransmission. Pour mettre en évidence ces performances, une étude comparative avec BOSS INTÉGRÉ BMAC par simulation a été proposée avec différents nombres de nœuds et de trous dans le réseau. Les résultats de l'évaluation permettent de conclure que PFMAC est plus performant que BOSS INTÉGRÉ BMAC en termes de taux de livraison, du délai de bout-en-bout et de l'énergie résiduelle et voir même de surcoût de contrôle.

PFMAC est conçu pour fonctionner dans un environnement réel de réseau de capteurs, l'étape suivante dans l'évaluation de ces performances et la validation de ces résultats sur une plate-forme réelle de réseau de capteurs. Mais avant, nous comptons d'abord apporter quelques optimisations au protocole dans sa version initiale puis de procéder à sa validation. Cela nous permettra par la suite de bien mesurer les réelles performances du protocole et d'en conclure sur sa capacité à faire mieux que les approches existantes. En perspective à la direction de ces travaux, nous prévoyons aussi d'étudier le compromis qui peut exister entre un routage sans hello et un routage avec hello ou un routage basé sur des gradients en terme d'énergie, délai et capacité et de déterminer les domaines d'applications possible du routage sans hello.

6. Bibliographie

- [AKY 02] AKYILDIZ I. F., SU W., SANKARASUBRAMANIAM Y., CAYIRCI E., « Wireless sensor networks : a survey », *Computer Networks*, vol. 38, n° 4, 2002, p. 393-422.
- [BOS 99] BOSE P., MORIN P., STOJMENOVIC I., URRUTIA J., « Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks », *DIAL-M*, 1999, p. 48-55.
- [BRI 00] BRIAN B., TIAN H., SANG S., JACK S., « IGF : A State-Free Robust Communication Protocol for Wireless Sensor Networks », rapport, 200, Technical Report CS-2003-11, Dept. of Computer Science University of Virginia Charlottesville, VA 22904.
- [BUE 06] BUETTNER M., YEE G. V., ANDERSON E., HAN R., « X-MAC : a short preamble MAC protocol for duty-cycled wireless sensor networks », *SenSys*, 2006, p. 307-320.
- [ELH 03] EL-HOYDI A., DECOTIGNIE J.-D., ENZ C. C., LEROUX E., « wiseMAC, an ultra low power MAC protocol for the wiseNET wireless sensor network », *SenSys*, 2003, p. 302-303.
- [FIN 87] FINN G. G., « Routing and Addressing Problems in Large Metropolitan-Scale Internetworks », rapport, 1987, Technical Report ISI/RR-87-180, University of Southern California, Mar. 1987.
- [FÜSS 03] FÜSSLER H., WIDMER J., KÄSEMANN M., MAUVE M., HARTENSTEIN H., « Contention-based forwarding for mobile ad hoc networks », *Ad Hoc Networks*, vol. 1, n° 4, 2003, p. 351-369.
- [HEI 04] HEISSENBÜTTEL M., BRAUN T., BERNOULLI T., WÄLCHLI M., « BLR : beacon-less routing algorithm for mobile ad hoc networks », *Computer Communications*, vol. 27, n° 11, 2004, p. 1076-1086.
- [HEI 07] HEISSENBÜTTEL M., BRAUN T., WÄLCHLI M., BERNOULLI T., « Evaluating the limitations of and alternatives in beaconing », *Ad Hoc Networks*, vol. 5, n° 5, 2007, p. 558-578.
- [KAR 00] KARP B., KUNG H., « GPSR : Greedy perimeter stateless routing for wireless networks », 2000, p. 243-254.
- [LU 10] LU J.-L., VALOIS F., DOHLER M., « Optimized Data Aggregation in WSNs using Adaptive ARMA », *Fourth International Conference on Sensor Technologies and Applications (SENSORCOMM)*, 07 2010.
- [POL 04] POLASTRE J., HILL J. L., CULLER D. E., « Versatile low power media access for wireless sensor networks », *SenSys*, 2004, p. 95-107.
- [SÁN 08] SÁNCHEZ J. A., MARÍN-PÉREZ R., RUIZ P. M., « Beacon-Less Geographic Routing in Real Wireless Sensor Networks », *J. Comput. Sci. Technol.*, vol. 23, n° 3, 2008, p. 438-450.
- [THE 09] THEOLEYRE F., SCHILLER E., DUDA A., « Efficient Greedy Geographical Non-Planar Routing with Reactive Deflection », *CoRR*, vol. abs/0902.4157, 2009.
- [WSN 06] WSNET, « Wsnet's web site. », <http://wsnet.gforge.inria.fr/>, 2006.
- [YE 02] YE W., HEIDEMANN J. S., ESTRIN D., « An Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks », *INFOCOM*, 2002.
- [YU 01] YU Y., GOVINDAN R., ESTRIN D., « Geographical and Energy Aware Routing : a recursive data dissemination protocol for wireless sensor networks », rapport, 2001, UCLA Computer Science Department Technical Report, UCLA-CSD.
- [YU 08] YU F., PARK S., TIAN Y., JIN M., KIM S.-H., « Efficient Hole Detour Scheme for Geographic Routing in Wireless Sensor Networks », *VTC Spring*, 2008, p. 153-157.
- [ZOR 03] ZORZI M., RAO R. R., « Geographic Random Forwarding (GeRaF) for Ad Hoc and Sensor Networks : Multihop Performance », *IEEE Trans. Mob. Comput.*, vol. 2, n° 4, 2003, p. 337-348.